

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number: **2001022621 A**

(43) Date of publication of application: **26.01.2001**

(51) Int. Cl. **G06F 12/00**

G06F 17/30

(21) Application number: **11194984**

(22) Date of filing: **08.07.1999**

(71) Applicant: **HITACHI LTD**

(72) Inventor: **MATSUO NAOKI
ONO AKINORI**

(54) MULTIDIMENSIONAL DATABASE MANAGEMENT SYSTEM

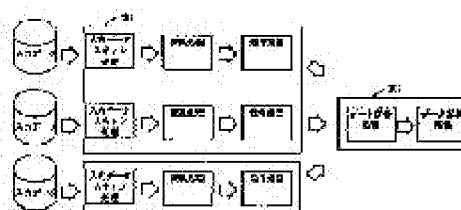
(57) Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To attain the high speed aggregate calculation and slice processing of multidimensional data by providing a data dividing method paying attention to plural dimensions in a multidimensional database management system for storing data while being divided into plural files.

SOLUTION: As for data read by input data scan processing of a node 201 of this system, a coordinate value is allocated to an effective cell by converting processing, the information of a coordinate, where the effective cell exists, is generated and the generated information of the coordinate, where the effective cell exists, is transmitted to data merging processing of an input data analytic processing node 202 by sending pro-

cessing. In data merging processing, the number of effective cells on each dimension is adjusted so as to be equally distributed as a result dividing the width of division with the number of effective cells on each dimension, and data are divided into plural blocks. The block is allocated so that the number of effective cells in each storage area can be almost equal. Cells in a close distance are to be entered into the same file as much as possible.

COPYRIGHT: (C)2001 JPO





Order Patent

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2001-22621

(P2001-22621A)

(43) 公開日 平成13年1月26日 (2001.1.26)

| (51) Int.Cl. ⁷ | 識別記号 | F I | テ-マコ-ト* (参考) |
|---------------------------|-------|---------------|-------------------|
| G 0 6 F 12/00 | 5 1 2 | G 0 6 F 12/00 | 5 1 2 5 B 0 7 5 |
| 17/30 | | 15/403 | 3 6 0 Z 5 B 0 8 2 |

審査請求 未請求 請求項の数 5 O L (全 11 頁)

(21) 出願番号 特願平11-194984

(22) 出願日 平成11年7月8日 (1999.7.8)

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72) 発明者 松尾 直樹

神奈川県横浜市戸塚区戸塚町5030番地 株

式会社日立製作所ソフトウェア事業部内

(72) 発明者 小野 晃範

神奈川県横浜市戸塚区戸塚町5030番地 株

式会社日立製作所ソフトウェア事業部内

(74) 代理人 100078134

弁理士 武 頭次郎

Fターム(参考) 5B075 KK03 NR12 PQ05 QT06

5B082 GA03

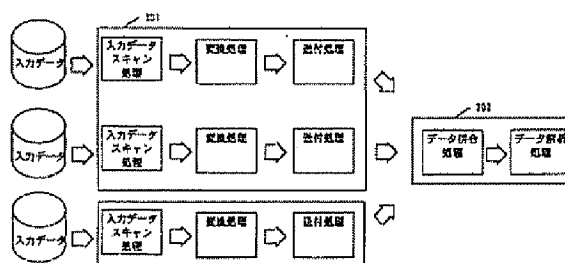
(54) 【発明の名称】 多次元データベース管理システム

(57) 【要約】

【課題】 複数のファイルに分割してデータを格納する多次元データベースの管理システムにおいて、複数の次元に着目したデータの分割方法を提供し、多次元データを高速に集約計算、スライス処理することを可能にする。

【解決手段】 ノード201の入力データスキャン処理により読み込んだデータは、変換処理により、有効セルに座標値が割り振られると共に、有効セルの存在する座標の情報を作成し、送付処理により、作成した有効セルの存在する座標の情報を入力データ解析処理ノード202のデータ併合処理に送信され。データ併合処理は、各次元のメンバ上の有効セル数により分割幅を分割した結果、各次元上で有効セル数が均等に分配されるように調整、データを複数のブロックに分割する。各格納領域の有効セルの数が均等に近づくようにブロックを割り振る。このとき、近い距離にあるセル同士は極力同じファイルに入るようにする。

【図2】



【特許請求の範囲】

【請求項1】 複数の次元のそれぞれに対応付けられるメンバの組み合わせにより識別されるデータを格納管理する多次元データベース管理システムにおいて、データベースを処理するための1または複数の処理ノードを備え、該処理ノードは、前記複数の次元の各次元のメンバのそれぞれに一連の座標値を割り当て、次元メンバの座標値の組を、その組に含まれるデータのセル座標とし、多次元データベースの格納領域数に応じて、各次元を有効セル数が均等になるようにデータを分割し、これにより有効セルを含む1個または複数のブロックを作成し、これらのブロックをデータ格納領域に配置するように多次元データベースを分割することを特徴とする多次元データベース管理システム。

【請求項2】 前記次元毎のメンバ数の多い次元について、大きい分割数により分割し、メンバ数の少ない次元について、少ない分割数により分割することを特徴とする請求項1記載の多次元データベース管理システム。

【請求項3】 多次元データベースの格納領域の数が多い場合、前記分割ブロック数が多くなるように分割し、前記格納領域数が少ない場合、分割ブロック数が少なくなるように分割することを特徴とする請求項1記載の多次元データベース管理システム。

【請求項4】 前記の分割されたブロックのそれぞれに、各次元上での座標値を割り当て、次元上のブロックの座標値の組をそれぞれのブロックのブロック座標として各ブロックを一意に特定し、1個または複数のブロックの組みを格納領域上に配置し、各格納領域に配布される有効セル数の合計を計算し、格納領域の間でこの合計値の最大値と最小値との差が最小となるブロックの組み合わせを各格納領域上に配置することを特徴とする請求項1記載の多次元データベース管理システム。

【請求項5】 前記の分割されたブロックの各次元上の同一分割範囲にあるブロックが異なる格納領域に配置されることを特徴とする請求項1記載の多次元データベース管理システム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、データベース管理システムに係り、特に、多次元データの分割処理際して、多次元データを高速に集約計算してスライス処理し、データ格納処理を行うデータベース管理システムに関する。

【0002】

【従来の技術】一般に、リレーショナルデータベース管理システムは、並列処理のためのデータの割り振りに、ハッシュ分割やレンジ分割などが用いられている。この種の技術として、"DeWitt, D., et al., 'The Gamma Database Machine Project', IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, vol.2, no.1, pp.44-63, 199

0"に記載されたものが知られている。

【0003】多次元データベースを並列処理するには、データを分割する必要がある。そして、データを分割する技術として、ハッシュ分割やレンジ分割と呼ばれる方法が知られている。ハッシュ分割やレンジ分割による分割方法は、1個の次元に着目してデータを分割するもので、複数の次元のデータを分割することに関する配慮がなされていない。このため、ハッシュ分割やレンジ分割による分割方法により多次元データを分割すると、考慮されていない次元が出てくるため、その次元に対して集約計算やスライス処理などを実行する場合に、大きなオーバーヘッドが発生する可能性が高い。

【0004】また、多次元データ検索に向けたデータの格納方式として、計算機言語の配列データのメモリ配置方式にならない、データを次元座標の入れ子順に線形配置する方法や、多次元データを有効な値を持つデータが粗に分布する部分の部分空間と密に分布する部分の部分空間との直積に分けられると仮定し、空でない部分空間についてのみ記憶領域を割り当て、さらに、ポインタ配列を前述の部分空間に対して適用して、配列中のポインタから前記記憶領域をポインタする方法(例えば、米国特許第5359724号明細書)が知られている。

【0005】しかし、前述したように、単純に次元の入れ子順にデータを配置するだけでは、データを格納したページを決定するページアドレッシングをデータの多次元座標の計算で処理できるというメリットがある反面、データ分布により発生する有効データの粗密に対応した圧縮が効かない、データ空間で隣接するデータ同士の物理的な配置距離が次元方向によって大きく偏る、すなわち、クラスタリングに偏りが発生するなどの問題を生じる。また、前述の米国特許明細書に記載の方法は、データ分布の粗密に関する識別が明確でなければならないという問題点を有している。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】従来技術によるデータベース管理システムは、高速化の手法の1つとして並列化が挙げられる。この種のデータベース管理システムは、多次元データベースを並列処理するためデータを分割する必要があるが、多次元データをハッシュ分割やレンジ分割で分割する方法を用いると、前述したように、考慮されていない次元が出てくるため、その次元に対して集約計算やスライス処理などを実行する場合に、大きなオーバーヘッドが発生する可能性が高いという問題点を生じる。

【0007】本発明の目的は、前述した従来技術の問題点を解決し、多次元データベースへデータを格納する格納領域のそれぞれに対して均等に近いデータ分散を実現し、集約計算やスライス処理などで負荷分散を図り、また、集約計算等においても各次元上で近い距離にあるデータが同じ格納領域内に存在することを多して、並列処

理の速度を高め、計算速度の向上を図ることができる多次元データベース管理システムを提供することにある。

【0008】

【課題を解決するための手段】本発明によれば前記目的は、複数の次元のそれぞれに対応付けられるメンバの組み合わせにより識別されるデータを格納管理する多次元データベース管理システムにおいて、データベースを処理するための1または複数の処理ノードを備え、該処理ノードが、前記複数の次元の各次元のメンバのそれぞれに一連の座標値を割り当て、次元メンバの座標値の組を、その組に含まれるデータのセル座標とし、多次元データベースの格納領域数に応じて、各次元を有効セル数が均等になるよう分割し、これにより有効セルを含む1個または複数個のブロックを作成し、これらのブロックをデータ格納領域に配置するように多次元データベースを分割することにより達成される。

【0009】また、前記目的は、前記次元毎のメンバ数の多い次元について、大きい分割数により分割し、メンバ数の少ない次元について、少ない分割数により分割することにより、また、多次元データベースの格納領域の数が多き場合、前記分割ブロック数が多くなるように分割し、前記格納領域数が少ない場合、分割ブロック数が少なくなるように分割することにより達成される。

【0010】さらに、前記目的は、前記の分割されたブロックのそれぞれに、各次元上での座標値を割り当て、次元上のブロックの座標値の組をそれぞれのブロックのブロック座標として各ブロックを一意に特定し、1個または複数個のブロックの組みを格納領域上に配置し、各格納領域に配布される有効セル数の合計を計算し、格納領域の間でこの合計値の最大値と最小値との差が最小となるブロックの組み合わせを各格納領域上に配置することにより、また、前記の分割されたブロックの各次元上の同一分割範囲にあるブロックが異なる格納領域に配置されることにより達成される。

【0011】さらに、詳細に言えば、本発明は、複数の次元のメンバの組み合わせで識別されるデータを記憶し、該データに関する問い合わせ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、格納対象のデータを解析する際に、入力したデータに各次元のメンバに応じて座標値を割り付け、有効セルの存在する座標を記憶し、有効セルの存在する座標の情報を格納する。これにより得られる有効セルの存在する座標の情報は、以下に説明するデータを解析するために必須である。

【0012】データを解析は、前記の各次元の有効セルの存在する座標の情報から各メンバ毎の有効セル数を計算し、各メンバの有効セル数を足し込んで行き有効セル数が均等に近づくよう各次元を分割し、多次元データベース上に1個または複数個のブロックを作成して、この分割した結果を格納するものである。これにより、格納領域に均等にデータを分配するための格納単位となるブ

ロックが得られる。このブロックは、以下に説明する組み合わせの計算において必要となる。

【0013】本発明は、1つまたは複数のCPUと1つまたは複数の並列読み出し可能な記憶装置を含む処理ノードを有し、この処理ノードは、複数の次元のメンバの組み合わせにより識別される格納対象のデータを解析するに際し、前記分割の結果作成されたブロックを組み合わせでファイルなどの格納領域の数だけ集合を作成し、ブロックの組み合わせを変えて各集合毎の有効セル数の和を計算し、各々の集合に含まれる有効セル数が均等に近づくよう組み合わせを変えて試算し、ユーザ指定も可能な閾値を下回る差の範囲内で均等性を確保し、この組み合わせの計算の結果を格納する。これにより、格納領域に均等に有効セルを分配でき、並列処理時の負荷分散を行うことができる。

【0014】また、この処理ノードは、複数の次元のメンバの組み合わせにより識別される格納対象のデータを記憶装置に格納する際、前述の組み合わせ計算の結果を使用して得られる集合をファイルなどの格納領域の存在する異なる記憶装置へ格納する。これにより、実際にデータを格納領域へ配置することができる。

【0015】

【発明の実施の形態】以下、本発明によるデータベース管理システムの一実施形態を図面により詳細に説明する。

【0016】図1は商品、地区、売り上げの3つの次元を持つ多次元データの例を説明する図、図2は本発明の一実施形態によるデータベース管理システムのデータ解析処理の構成を示すブロック図、図3は図1に示す多次元データを次元Aにのみ着目して分割したときの有効セル数の分布を説明する図、図4は図1に示す多次元データを次元A及び次元Bに関して分割した例を説明する図、図5は図4に示す分割された多次元データの各ブロックに座標の割り振りを説明する図、図6は本発明の一実施形態によるデータベース管理システムのデータ格納処理の構成を示すブロック図、図7はデータ解析処理の処理動作を説明するフローチャート、図8はデータ格納処理の処理動作を説明するフローチャート、図9はデータ解析処理で、各次元のメンバを計算機で使用可能な座標値に変換するためのテーブルの構成例を示す図、図10はデータ解析処理で、有効セルの存在する座標を表現するためのテーブルの例を示す図、図11は本発明の一実施形態によるデータベース管理システムの辞書定義機能処理の構成を示すブロック図、図12は次元構成情報の例を説明する図である。図2、図6において、201は入力データ読み込み処理ノード、202は入力データ解析処理ノード、601は入力データ読み込み分配処理ノード、602は多次元データ格納処理ノードである。

【0017】本発明の実施形態の説明のための例として、図1に示すような多次元データベースの例について

説明する。いま、多次元データベースMが、図1に示すように、次元A、Bより構成されるものとする。そして、次元Aを商品別の次元、次元Bを地区別の次元とする。また、図1の黒点は有効セルを表している。セルの値としては売上高を想定する。すなわち、データベースMは、商品別、地区別の売上高のデータを格納するものであるとする。

【0018】本発明の一実施形態による多次元データベースを管理するデータベース管理システムは、内部的にデータ解析処理とデータ格納処理との2つの処理フェーズを持つ。そして、本発明の一実施形態によるデータベース管理システムは、図2に示すように、入力データを読み込む処理を担当する入力データ読み込み処理ノード201と、読み込んだデータを1個所に集めてマージする処理を行い、また、集めたデータの解析処理を行う入力データ解析処理ノード202とによるデータ解析処理を行う処理ブロックを備えている。

【0019】なお、前述の処理ノード201、202は、1つまたは複数のCPUと1つまたは複数の並列読み出し可能な記憶装置を含んで構成されている。また、後述する処理ノード601、602も同様に構成されている。

【0020】図2において、入力データを読み込む処理を担当する入力データ読み込み処理ノード201は、システムに1個または複数個存在し、また、ノード201で読んだデータを1個所に集めてマージする処理を行い、集めたデータの解析処理を行うノード202は、システムに1個存在する。読み込みとデータ併合を行うノード201、202は、同一のノードとして構成てもよい。

【0021】処理ノード201は、入力データスキャン処理と、変換処理と、送付処理とにより構成される。入力データスキャン処理は、ファイルなどから入力データを読み込み、変換処理は、入力データスキャン処理により得られるデータに対して、有効セルに座標値を割り付ける処理を行う。このとき、事前に各次元に関して各メンバに座標値が対応している必要がある。但し、一般に、次元のメンバは、自然言語や商品に付加したコード番号などであることが多い。従って、自然言語や商品に付加したコード番号を計算機で各次元上の座標値として使用可能なIDとして変換する必要がある。変換処理は、入力データの次元上でメンバを座標IDに変換する処理を行う。

【0022】前述した入力データの次元上でメンバを座標IDに変換する処理を行うための情報は、図9に示すような、メンバ名称座標IDテーブル上に格納されて備えられる。このメンバ名称座標IDテーブルは、データ解析処理の前に辞書定義機能により作成される。辞書定義機能に関しては後述する。変換処理は、入力データの次元上でメンバを座標IDへ変換する処理を行うが、図

9に示すテーブルの例では、例えば、「スタビライザー」と言う商品次元上のメンバであれば、座標IDを“0003”に変換する。そして、各次元メンバの座標値の直積を取り、多次元データベース上の多次元空間の座標を各セルに割り振り、有効セルの存在する座標を記憶する。

【0023】有効セルの座標を記憶する方法としては、ビットマップの作成による方法がある。ビットマップは、記憶装置上の1ビットをセルに対応させ、そのビットのonまたはoffにより、対応セルが有効セルか有効セルでないかを表す。このビットマップは、計算機の上では各軸を入れ子にしたテーブルの構造を取る。このビットマップの例を図10に示している。図10に示すビットマップの例は、図9に示す商品軸と地区軸とで構成され、商品が売れた地区がon、売れていない地区がoffとして示される。計算機の上において、ビットマップ上のonとoffとは1ビットで表現されるため、ビットマップは、入力データに比べて数桁小さなサイズのデータになる。

【0024】送付処理は、前述のようにして変換処理により記憶装置上に作成されたビットマップにおける有効セルの存在する座標の情報をノード202のデータ併合処理へ送る。有効セルの存在する座標の情報は元々の入力データに比べて小さなサイズであるため、送信時のネットワークや計算機本体への負荷を軽減することができる。

【0025】ノード202は、データ併合処理と、データ解析処理とにより構成され、処理ノード201から有効セルが存在する座標の情報を受け取る。そして、データ併合処理は、受け取った有効セルの存在する座標の情報をマージし、全入力データに関する有効セルの存在する座標の情報を記憶装置上に作成し、マージ情報として格納する。また、データ併合処理は、マージの処理を行いながら有効セルの件数をカウントする。この結果作成されるマージ情報は、図10の有効セルの存在する座標の情報と形式的には同一のものとなる。データ併合処理は、前述のようにして作成したマージ情報と有効セルの総数とをデータ解析処理へ渡す。

【0026】本発明の実施形態の説明のための例として、図1によりすでに説明した多次元データベースの例を用いるが、データ併合処理から有効セルの存在する座標の情報を受け取った解析処理は、各次元に関してどのメンバで分割を行うのか決定する。これに先立ち、どの次元に関して分割を行うかが決定されていなければならない。どの次元で分割を行うかは、システムの利用者がデータ解析処理の開始時に入力パラメタなどで指定するものとする。以下では、まず、説明の簡単化のため、1次元のみに関する分割について説明する。

【0027】いま、システムの利用者が図1に示すデータベースの次元Aに関して分割を行う指定をしものとする

る。この場合、システムは、前述した有効セルの総数を後述する方法により決定する分割数で割り、分割の結果作成されるセルの集まりであるブロックに含まれる有効セル数が均等となる値である平均セル数を算出する。しかし、一般に、メンバ上には複数の有効セルが存在するため、必ずしも完全に平均セル数に合致するメンバが存在するとは限らない。そこで、システムは、最も平均セル数に近づくメンバをメンバ上の有効セル数を加算して行くことで探し出す。すなわち、システムは、各メンバ上の有効セル数を、有効セルの存在する座標の情報を参照し、有効セルの存在する座標の情報の次元の入れ子の順番と各次元のメンバ数とから必要なメンバに対応するビット位置を計算して、onになっているビット数を合計することにより算出する。

【0028】図1に示す多次元データを次元Aにのみ着目して分割したときの有効セル数の分布を図3に示している。この図3において、システムは、商品a0から有効セル数を加算して行き、前述した平均セル数に最も近づくメンバを探す。図3に示す例では、商品a1がこの平均セル数に最も近づくメンバである。システムは、同様の

$$0 \leq \text{各次元の分割数} \leq \text{格納領域数} \quad \text{---- (式1)}$$

$$\text{各次元の分割数の割合} = \text{各次元のメンバ数の対数の割合} \quad \text{---- (式2)}$$

【0030】次に、図1に示す多次元データベースを、2個の次元に関して分割を行う場合について説明する。システムの利用者が、次元A及び次元Bに関して分割を要求した場合、次元Bに関しても前述と同様にして分割を行う。この場合、次元Bにおいても次元Aと同様に平均セル数を計算し、地区b0から有効セル数の加算を繰り返して、分割点を求めて分割を行う。図4に示すb1とb2とは、この分割点を図1に示す多次元データベースに表記したものである。また、この図4には、前述で説明した次元A分割点a2、a3も示している。

【0031】また、多次元データベースのスキーマを定義する際、集約計算のためのスキーマ定義がなされていれば、現在格納を行っているデータベースの各次元のメンバが、集約の結果のどのメンバに入るかを、システムは予め知ることができる。この機能は、既存の多次元データベースの製品で実現されているため、詳細な説明を省略する。システムは、現在格納している多次元データベースと集約計算に使われるスキーマにおける各次元の各メンバの対応関係とから集約計算により1階層上で同一のメンバに集約される端の部分の判定をすることができ、この1階層上で同一のメンバに集約される端の部分を分割箇所にするにより、集約処理を同じ処理ノード内で実行することができるため高速な演算を実現できる。

【0032】システムは、前述した併合処理で得られた有効セル数の総数に基づいて、各次元の分割数を計算する。この計算には、前述の計算式(1)、(2)が使用され、複数の分割数の組み合わせを得る。システムは、

*操作を商品a1以降のメンバにも繰り返して、商品a2、a3を計算の結果として探し出す。各メンバの有効セル数は、前述した有効セルの存在する座標の情報から求めることができる。有効セルが存在する座標の情報は、各次元の入れ子の構造であるので、各次元の各メンバが一定の規則に従って並んでいるため、各次元の各メンバのセルが有効であるか無効であるかを示すビットは、計算によりそのアドレスを求めることができる。システムは、これにより、有効ビットを全て数え上げることができる。

【0029】図3に示す例は、分割数を4としているが、この各次元上の分割数は、システムが以下に示す式1、2により算出するもの、あるいは、システム利用者の指定を許すものとする。但し、式1における格納領域数は、全ノード上の格納領域の総和である。また、式2は、複数の次元に関して分割を行う場合に適用する。しかし、一般に、式1、2を満たす分割数の組み合わせは複数通り存在する。システムは、これらの組み合わせをとり尽くして計算し、この結果の中から1通りを選択する。どの計算結果を選択するかは後述する。

これらの分割数の組み合わせの中から、分割によって作成されるブロック数が最も少ないものから順に採用を試みる。どの分割数の組み合わせを採用するかは、分割対象の各次元に対して分割した場合を試算し、各次元上での分割によって作成される次元上の区間内の有効セル数の最大値と最小値との差が一定値以下であるかを判定して決定される。

【0033】全ての組み合わせに関して、前述した次元上の区間内の有効セル数の最大値と最小値との差が一定値以下とならない場合、一定値に最も近い組み合わせが採用される。この判定に使用する一定値は、システムにデフォルト値として設定されているが、利用者による指定も可能である。図3に示す例の場合、システムは、a0からa1、a1からa2、a2からa3、a3以降の4区間について有効セル数を算出し、最大値と最小値の差を求め、この差が全有効セル数に対してシステムのデフォルト値以下または利用者の指定値以下である場合、その分割数の組み合わせを採用する。

【0034】図2に示すノード202において、システムは、前述した分割数の計算により得られた結果をもとに分割によって作成される1個または複数のブロックの有効セル数を計算し、これらのブロックを各格納領域へ割り振る。割り振る手順としては、各次元上での分割されたブロックに対して次元上での座標値を割り当てる方法が使用される。これによって図5に示すように、各ブロックを一意に識別することができる多次元空間上での座標を割り付けることができる。この結果、各ブロックは、($\alpha 1$ 、 $\beta 1$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 2$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 3$)、

($\alpha 2$ 、 $\beta 1$)、……、($\alpha 4$ 、 $\beta 3$)、($\alpha 4$ 、 $\beta 4$)という座標で識別される。これらのブロックは、ラウンドロビンにより各格納領域へ割り振られる。

【0035】ラウンドロビンの実施方法も、複数通りのパターンがあるが、システムは、全てのパターンを計算し、最も有効セルの分配が均等になる組み合わせを選択する。そして、システムは、割り振りを行う際、1個の格納領域上に各次元に関して同じ座標のブロックが集中することを避ける。例えば、図5に示す例の場合、($\alpha 1$ 、 $\beta 1$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 2$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 3$)の座標で識別されるブロックを全て同一の格納領域に割り振られるようなことは避けられる。もし、($\alpha 1$ 、 $\beta 1$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 2$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 3$)の座標で識別されるブロックが同一の格納領域に配布されると、商品a 1に関する全地区の売上高を利用者から要求された場合、すなわち、商品 $\alpha 1$ 上のメンバに関するスライス処理を実施した場合、($\alpha 1$ 、 $\beta 1$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 2$)、($\alpha 1$ 、 $\beta 3$)のブロック格納している処理ノードに負荷が集中するためである。これにより、並列処理性能を高めることができる。

【0036】前述した図2に示すノード202でのデータ分布の解析処理により、ブロック分割されたデータベース内のデータは、一旦、ファイル等に格納された後、読み出されて、分配、併合された後、複数の多次元データ格納領域に格納されて利用される。

【0037】一旦、ファイル等に格納されたブロック分割されたデータベース内のデータを読み出して、分配、併合した後、複数の多次元データ格納領域に格納するデータ格納処理の構成を図6に示しており、以下、これについて説明する。

【0038】図6に示すように、データ格納処理は、入力データを読み込む処理を担当する入力データスキャン処理及び分配処理とを備える入力データ読み込み分配処理ノード601と、ノード601からのデータを受け取り、データの併合処理を行いデータの格納処理を行う多次元データ格納処理ノード602とにより構成される。データ読み込み分配処理ノード601は、1個または複数個存在する。また、前述のデータ読み込み分配処理ノード601と多次元データ格納処理ノードとは、同一のノードとして構成されてもよい。

【0039】データ読み込み分配処理ノード601における入力データスキャン処理は、ファイルなどから入力データを読み込む。この入力データスキャン処理により取得されたデータは、セルに座標が割り付けられてデータ分配処理へ渡される。データ分配処理は、前述のデータ解析処理にて決まった格納領域が存在する多次元データ格納処理ノード602へセル値及び座標を送る。

【0040】ノード602は、データ分配処理からセル値と座標値とを受け取る。ノード602内の併合処理は、セルの重複等をチェックし、重複をエラーとする、セルの値を足し込む、セルの値の大きな方を有効とする

等の判定を行う。これらの判定を行うか否かは、利用者が指定することができるオプションとなる。データ格納処理は、このようにして、分割された多次元データを多次元データ格納領域へ格納する。

【0041】前述までで、図2に示したデータ解析処理と図6に示したデータ格納処理について説明したが、これらの処理動作をフローとして示したものを図7、図8に示しており、以下、これらのフローを説明する。

【0042】まず、図7を参照して、図2に示したデータ解析処理での処理動作をフローに従って説明する。

【0043】(1)入力データ読み込み処理ノード201は、入力データスキャン処理により入力データを読み込み、変換処理により、有効セルに座標値を割り振ると共に、有効セルの存在する座標の情報を作成し、送付処理により、作成した有効セルの存在する座標の情報を入力データ解析処理ノード202のデータ併合処理に送信する(ステップ701~704)。

【0044】(2)入力データ解析処理ノード202のデータ併合処理は、受け取った有効セルの存在する座標の情報をマージし、結果をデータ解析処理に渡す(ステップ705)。

【0045】(3)データ解析処理は、各次元の各メンバの有効セル数を計算し、データベースの各軸のメンバ数の対比により、各軸の分割数の比を計算し、さらに、各軸の分割数の全ての組み合わせを計算する(ステップ706~708)。

【0046】(4)次に、各ブロックに座標を割り当てて、ブロックの中の有効セル数を計算する(ステップ709、710)。

【0047】(5)次に、多次元データベースの次元の組み合わせにおける次元の順序に従って、1つの次元方向にブロックを取り出し、データ格納領域に各ブロックをラウンドロビンにより割り振る。この処理は、入れ子順に、1つの次元A方向にのみ最初にループさせ、他の次元B、……方向には動かさずに行い、次元A方向の処理が一巡したら他の次元B方向を1つだけインクリメントし、再び次元A方向に再びループさせる処理を繰返し、さらに、次元B方向移行に関しても処理を繰返すことにより行われる(ステップ711)。

【0048】(6)割り振られたブロックの中の有効セル数を足し込み、各データ格納領域の有効セル数を計算する。この結果、図示しないが、多次元データベースの次元の組み合わせと、複数のデータ格納領域の各データ格納領域に格納されるデータ数のテーブルが作成される(ステップ712)。

【0049】(7)各格納領域の有効セル数の最大値から最小値を引き、有効セル数のばらつきの幅を求め、その結果と前回のループ処理時の結果とを比較し、小さい方を記憶する。ラウンドロビンの組み合わせの全てが終了しているか否かチェックし、終了していなければ、ス

ステップ711からの処理を繰り返し、次のラウンドロビンの組み合わせによる計算を実行する(ステップ713、714)。

【0050】(8)ステップ711~714までの処理の繰り返しにより、全てのラウンドロビンの組み合わせによる計算が終了した後、ステップ713での処理の場合と同様に、各格納領域内の有効セル数のばらつきの最も小さいものを選択して記憶した後、次の各軸の分割数の組み合わせについて、ステップ708からの処理を繰り返し実行する。これにより、ステップ708で求めた各軸の分割数の組み合わせの中の1つに就いてばらつきが最小となるラウンドロビンの組み合わせが得られ、しかも、ステップ709からのループの処理毎の比較の結果の最小のものを選択して記憶したことになる(ステップ715)。

【0051】(9)各軸の分割数の組み合わせについての処理が終了すれば、ステップ714で得られた結果、すなわち、計算の結果得られた各軸の分割数と最も有効セルのばらつきの小さい分配の方法を辞書に格納する(ステップ716)。

【0052】次に、図8を参照して、図6に示したデータ格納処理での処理動作をフローに従って説明する。

【0053】(1)入力データ読み込み分配処理ノード601は、入力データスキャン処理により入力データを読み込み、セルに座標を割り付けてデータ分配処理に渡す。分配処理は、前述のデータ解析処理にて決まった格納領域が存在する多次元データ格納処理ノード602のデータ併合処理へ、セル値及び座標を送る(ステップ801~803)。

【0054】(2)多次元データ格納処理ノード602は、データ分配処理からセル値と座標値を受け取る。ノード602内の併合処理は、セルの重複等をチェックし、重複をエラーとする、セルの値を足し込む、セルの値の大きな方を有効とする等の判定を行い、有効セルの併合を行う。これらの判定を行うか否かは、利用者が指定することができるオプションとなる。データ格納処理は、このようにして、分割された多次元データを多次元データ格納領域へ格納する(ステップ804、805)。

【0055】前述した本発明の実施形態による処理によれば、多次元データベースへデータを格納する格納領域のそれぞれに対して均等に近いデータ分散を実現することができる。このため、集約計算やスライス処理などで負荷分散を図ることができ、また、集約計算等においても各次元上で近い距離にあるデータが同じ格納領域内に存在することが多くなるため並列処理の速度を高めることができ、計算速度の向上を図ることができる。

【0056】次に、図11を参照して、本発明の一実施形態で使用する辞書定義機能の理ブロックの構成について説明する。

【0057】辞書定義機能1101は、システム利用者から渡される次元名とメンバ名とを格納した次元構成情報を入力とし、作成しようとする多次元データベースの次元毎に各メンバに計算機上で座標値として使用可能な座標IDを割り振り、メンバ名称座標IDテーブルを記憶装置上に作成する機能である。システム利用者から渡される次元構成情報は、例えば、図12に示すようなものであり、ここでは、次元名として、“商品”と“地区”とがあり、メンバ名として、商品名、地区名が対応付けられている。すでに説明したが、辞書定義機能1101により作成されるメンバ名称座標IDテーブルの例である図9では、商品次元の各メンバに0001、0002、…、0100の座標IDが割り振られている。

【0058】

【発明の効果】以上説明したように本発明によれば、多次元データベースへデータを格納する場合に格納領域に対して均等に近いデータ分散を実現し、集約計算やスライス処理などで負荷分散を図ることができ、また、集約計算等においても各次元上で近い距離にあるデータが同じ格納領域内に存在することが多くなるため並列処理の速度を高めることができ、計算速度の向上を図ることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】商品、地区、売り上げの3つの次元を持つ多次元データの例を説明する図である。

【図2】本発明の一実施形態によるデータベース管理システムのデータ解析処理の構成を示すブロック図である。

【図3】図1に示す多次元データを次元Aにのみ着目して分割したときの有効セル数の分布を説明する図である。

【図4】図1に示す多次元データを次元A及び次元Bに関して分割した例を説明する図である。

【図5】図4に示す分割された多次元データの各ブロックに座標の割り振りを説明する図である。

【図6】本発明の一実施形態によるデータベース管理システムのデータ格納処理の構成を示すブロック図である。

【図7】データ解析処理の処理動作を説明するフローチャートである。

【図8】データ格納処理の処理動作を説明するフローチャートである。

【図9】データ解析処理で、各次元のメンバを計算機で使用可能な座標値に変換するためのテーブルの構成例を示す図である。

【図10】データ解析処理で、有効セルの存在する座標を表現するためのテーブルの例を示す図である。

【図11】本発明の一実施形態によるデータベース管理システムの辞書定義機能処理の構成を示すブロック図である。

13

14

【 図1 2 】 次元構成情報の例を説明する図である。

【 符号の説明】

201 入力データ読み込み処理ノード

202 入力データ解析処理ノード

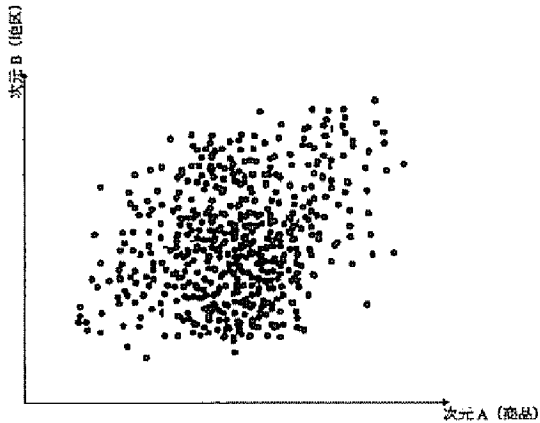
601 入力データ読み込み分配処理ノード

602 多次元データ格納処理ノード

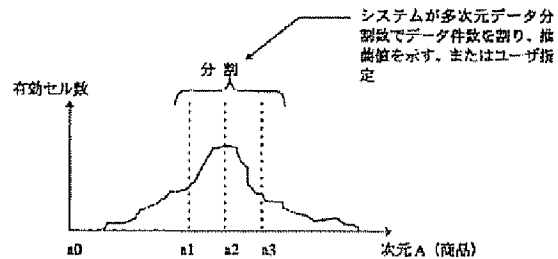
【 図1 】

【 図3 】

【 図1 】

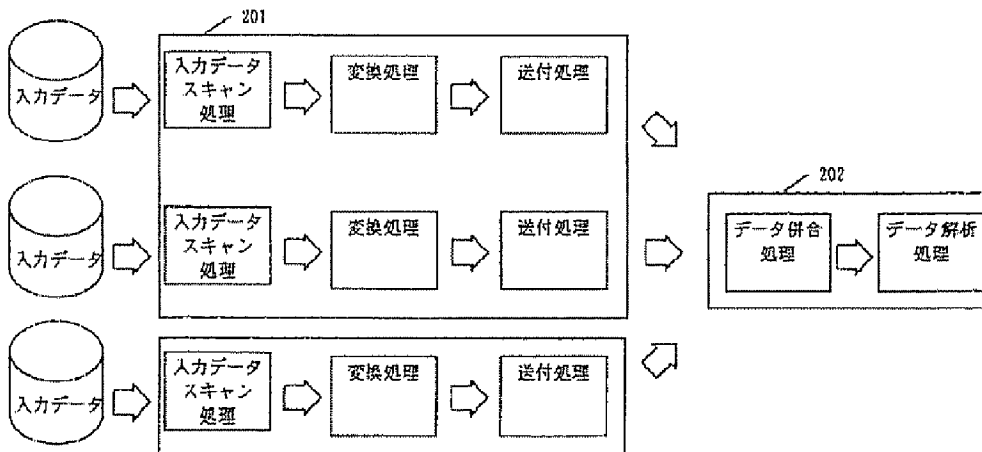


【 図3 】



【 図2 】

【 図2 】



【 図9 】

【 図10 】

【 図12 】

【 図9 】

| 商品 | ID |
|------------|------|
| フラットキャブレター | 0001 |
| 集合管 | 0002 |
| スタビライザー | 0003 |
| 軽量スプロケット | 0004 |
| . | . |
| マグネシウムホイール | 0100 |

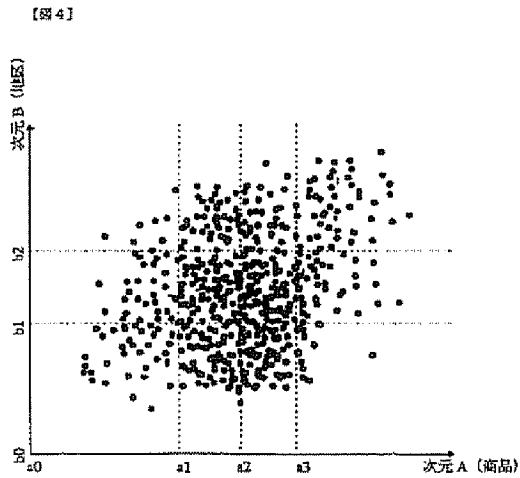
【 図10 】

| 商品 \ 地区 | 東京 | 神奈川 | ... | 静岡 |
|------------|-----|-----|-----|-----|
| フラットキャブレター | on | on | ... | off |
| 集合管 | on | off | ... | on |
| スタビライザー | off | on | ... | off |
| 軽量スプロケット | on | off | ... | on |
| . | . | . | . | . |
| マグネシウムホイール | off | on | ... | off |

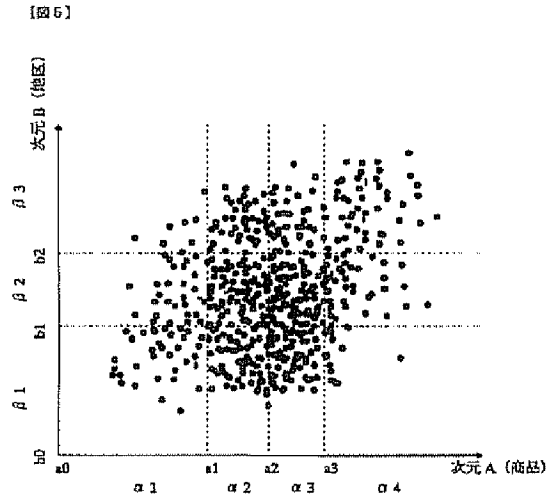
【 図12 】

| |
|------------------|
| Dimension = "商品" |
| "フラットキャブレター" |
| "集合管" |
| "スタビライザー" |
| "軽量スプロケット" |
| . |
| "マグネシウムホイール" |
| Dimension = "地区" |
| "東京" |
| . |
| "大阪" |

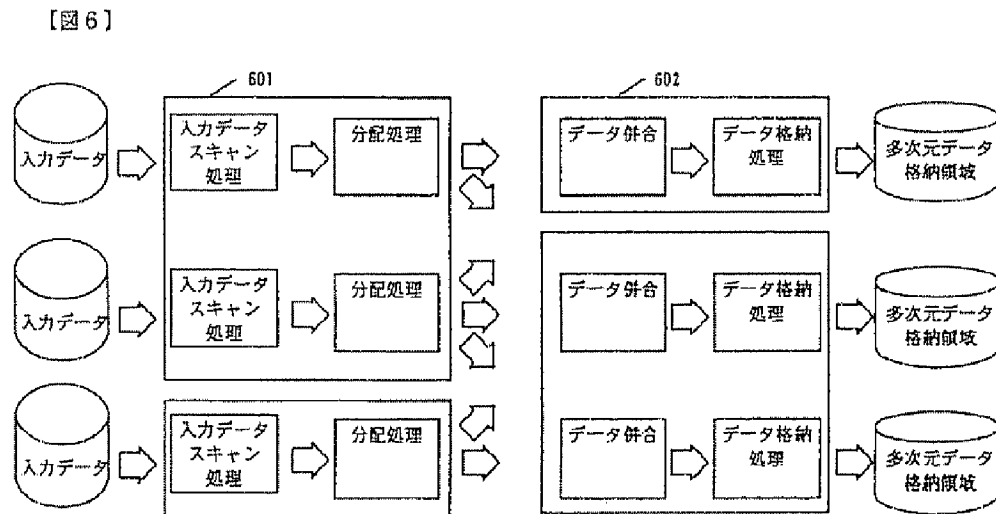
【 図4 】



【 図5 】

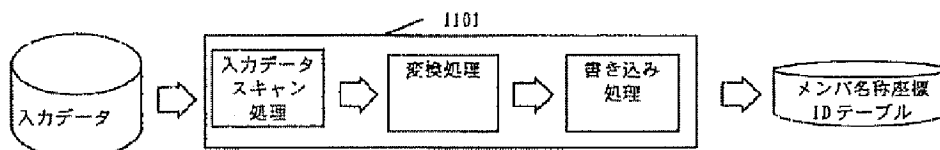


【 図6 】



【 図11 】

【図11】



【 図7 】

